

# DIRECT BACKUP METHOD AND STORAGE DEVICE SYSTEM

Publication number: JP2000347811

Publication date: 2000-12-15

Inventor: YAMAKAMI KENJI; KOSUGE MINORU; ARAKAWA TAKASHI; OEDA TAKASHI; KIMURA KOICHI

Applicant: HITACHI LTD

Classification:

- international: G06F3/06; G06F12/00; G11B20/10; G06F3/06;  
G06F12/00; G11B20/10; (IPC1-7): G06F3/06;  
G06F12/00

- European:

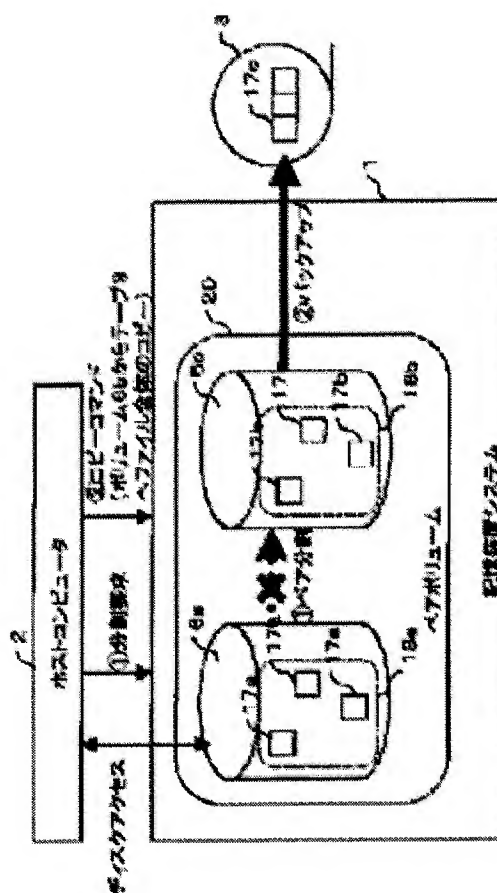
Application number: JP19990153386 19990601

Priority number(s): JP19990153386 19990601

Report a data error here

## Abstract of JP2000347811

**PROBLEM TO BE SOLVED:** To minimize write processing duration by backing up data by transmitting a designated block from a second volume to a magnetic tape unit when a command for copying the designated block from the second volume to the tape unit is received. **SOLUTION:** A host computer is provided with a means for issuing a CCOPY command for backing up all the data of backup objects stored on divided volumes to a secondary volume 6b continuously to a pair dividing command. On the other hand, a disk system is provided with a means for dividing a designated volume pair when the pair dividing command is received and a means for directly backing up a designated block 17 from the secondary volume 6b to a tape unit 3. Thus, data on the secondary volume 6b are frozen at the time point of pair division and the I/O issue load of the host computer can be reduced.



Data supplied from the esp@cenet database - Worldwide

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号  
特開2000-347811  
(P2000-347811A)

(43) 公開日 平成12年12月15日 (2000. 12. 15)

(51) Int.Cl. <sup>7</sup>	識別記号	F I	テーマコード* (参考)
G 0 6 F 3/06	3 0 4	G 0 6 F 3/06	3 0 4 N 5 B 0 6 i
12/00	5 3 1	12/00	5 3 1 M 5 B 0 8 2

審査請求 未請求 請求項の数 6 O L (全 16 頁)

(21) 出願番号 特願平11-153386

(22) 出願日 平成11年6月1日 (1999. 6. 1)

(71) 出願人 000005108

株式会社日立製作所

東京都千代田区神田駿河台四丁目6番地

(72) 発明者 山神 憲司

神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地 株

式会社日立製作所システム開発研究所内

(72) 発明者 小菅 稔

神奈川県横浜市戸塚区戸塚町5030番地 株

式会社日立製作所ソフトウェア事業部内

(74) 代理人 100076096

弁理士 作田 康夫

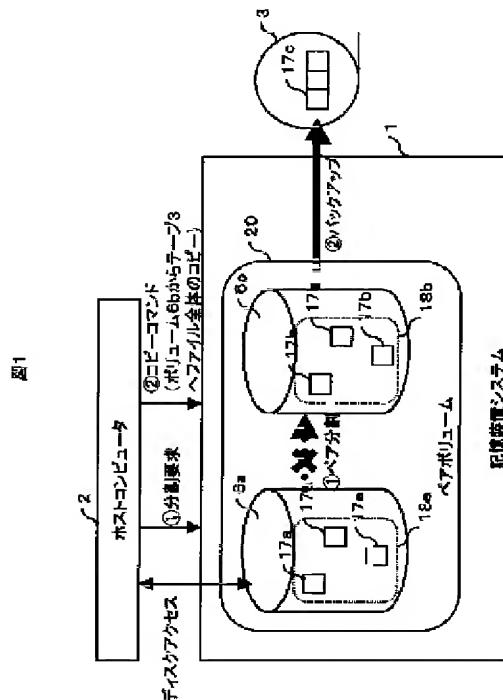
最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 ダイレクトバックアップ方法および記憶装置システム

(57) 【要約】

【課題】バックアップを行う際に、ホストコンピュータのコピーコマンド発行回数を削減するとともに、バックアップ時間を短縮する。

【解決手段】あらかじめユーザボリュームを二重化しておき、バックアップ時にはペアを分割した後、セカンダリボリュームからテープ装置へ、ファイル全体をバックアップするコピーコマンドを発行する。



## 【特許請求の範囲】

【請求項1】 一台以上のホストコンピュータと、一台以上の磁気テープ装置に接続され、一台以上の第一のボリュームと、該ボリュームのデータのコピーを保持する第二のボリュームを有する記憶装置システムにおいて、前記記憶装置システムは、前記ホストコンピュータから二重化状態を解除するコマンドを受領すると、前記第一のボリュームに対するライトデータを、前記第二のボリュームへ書きこむことを中断し、続いて前期ホストコンピュータから、前記第二のボリュームから前記磁気テープ装置へ、指定したブロックをコピーするコマンドを受領すると、前記第二のボリュームから前記テープ装置へ、指定ブロックを送信することにより、データのバックアップを実行することを特徴とする記憶装置システム。

【請求項2】 前記第二のボリュームから前記テープ装置へ、データをコピーする前記コマンドにおいて、該コマンドのパラメータは、バックアップ対象のファイルを構成する全てのブロックを含むことを特徴とする、請求項1記載の記憶装置システム。

【請求項3】 一台以上のホストコンピュータと、一台以上の磁気テープ装置に接続され、一台以上の第一のボリュームと、該ボリュームのデータのコピーを保持する第二のボリュームを有する記憶装置システムにおいて、前記記憶装置システムは、前記ホストコンピュータから前記第二のボリュームから前記磁気テープ装置へ、データをコピーするコマンドを受領すると、前記第一のボリュームに対するライトデータを、前記第二のボリュームへ書きこむことを中断し、続いて前記第二のボリュームから前記テープ装置へ、指定されたブロックを送信することによって、データのバックアップを行い、続いて前記第一のボリュームに対するライトデータを、前記第二のボリュームへ書きこむ処理を再開することを特徴とする記憶装置システム。

【請求項4】 前記第二のボリュームから前記テープ装置へ、データをコピーする前記コマンドにおいて、該コマンドのパラメータは、バックアップ対象のファイルを構成する全てのブロックを含むことを特徴とする、請求項3記載の記憶装置システム。

【請求項5】 一台以上の第一のホストコンピュータと、それに接続され、一台以上の第一のボリュームを有する第一の記憶装置システムと、一台以上の第二のホストコンピュータと、一台以上の磁気テープ装置と、前記第一の記憶装置システムおよび前記第二のホストコンピュータおよび前記磁気テープ装置に接続され、一台以上の第二のボリュームを有する第二の記憶装置システムにおいて、前記第二のボリュームは、前記第一のボリュームのデータのコピーを保持しており、前記第一の記憶装置システムは、前記第一のホストコン

ピュータから二重化状態を解除するコマンドを受領すると、前記第一のボリュームに対するライトデータを、前記第二のボリュームへ書きこむことを中断し、続いて前記第二の記憶装置システムは、前期第二のホストコンピュータから、前記第二のボリュームから前記磁気テープ装置へ、データをコピーするコマンドを受領すると、前記第二のボリュームから前記磁気テープ装置へ、指定されたブロックを送信することにより、データのバックアップを実行することを特徴とする記憶装置システム。

【請求項6】 前記第二のボリュームから前記テープ装置へ、データをコピーする前記コマンドにおいて、該コマンドのパラメータは、バックアップ対象のファイルを構成する全てのブロックを含むことを特徴とする、請求項5記載の記憶装置システム。

## 【発明の詳細な説明】

## 【0001】

【発明の属する技術分野】 本発明はデータバックアップ方法に関するものであり、特にホストコンピュータ上で動作するアプリケーションプログラムのI/O処理を中断することなしに、ディスクシステムからバックアップ媒体へホストコンピュータを介することなくバックアップする方法に関する。

## 【0002】

【従来の技術】 バックアップはシステム障害、人為的ミス、災害などからデータを保護するために必要である。一般的なユーザでは、日に一度、あるいは週に一度、夜間にオンライン業務を停止してバックアップを行っている。ところが近年では、企業のグローバル化や顧客に対するサービス向上のために、オンライン業務の無停止化に対する要求が高まっていて、バックアップに割くことのできる時間はますます短くなっている。この要求にこたえるために、Legato社ホワイトペーパー“Legato NetWorker for EMC Symmetrix Installation and Administration Guide”(www.legato.comより入手)に開示されている従来技術が知られている。本従来技術では、図12に示すように、ユーザデータを格納しており、オンライン業務に使用しているユーザボリューム6aのコピーをセカンダリボリューム6bに格納する。バックアップを行わないときは、データはユーザボリューム6aとセカンダリボリューム6bに二重化して格納されている。バックアップを行う際には、ホストコンピュータ2aはそのキャッシュメモリに格納されたダーティデータ(ボリューム6aへ未反映のデータ)をフラッシュした後、ディスクシステム1に対してペア分割要求を発行する。この要求をディスクシステム1が受領すると、ユーザボリューム6aに対するホストコンピュータ2aからの更新を、セカンダリボリューム6bへ反映するのを中断することによって、セカンダリボリューム6bのデータを凍結する。その後ホストコンピュータ2bはセカンダリボ

リューム6bからデータを読み出し、テープ装置等へデータをバックアップする。このバックアップ方法の利点は、ダーティデータが全てセカンダリボリューム6bに反映された時点で凍結されるので、無矛盾なデータのバックアップが取得できること、およびペア分割処理は非常に短時間で完了するので、オンライン処理を中断する必要がないことである。なお、バックアップ処理が完了すると、ホストコンピュータ2aは再同期コマンドを発行して、ユーザボリューム6aとセカンダリボリューム6bを再び二重化状態にもどす。

【0003】このように、ある一点時点の凍結データをスナップショットと呼ぶ。スナップショットを取得する他の方法として、Legato社ホワイトペーパー“Celestra Architecture for Serverless Backups”および“Celestra Block Copy Interface Specification”（ともにwww.iguard.comより取得可能）に開示された従来技術が知られている。この様子を図2を使って説明する。本従来技術では、通称CCOPYコマンドと呼ばれるボリュームから他のボリュームへ、あるいはボリュームからテープ装置へデータをコピーするコマンドを使用する。ホストコンピュータ2aはバックアップ取得処理に先立って、ダーティデータをフラッシュして、ユーザボリューム6aへデータを書出す。その後CCOPYコマンドを使用して、ユーザボリューム6aからワークボリューム6cへデータをコピーする。ホストコンピュータ2a上で実行するアプリケーションプログラムが未コピーのデータへライトしようとする、と、コピープログラムはそれを検出し、CCOPYコマンドを使用して、ライト対象のブロックをワークボリューム6cへコピーする。以上の処理により、バックアップ取得処理開始時点のデータがワークボリューム6c上に得られることになる。その後CCOPYコマンドを使用して、データをワークボリューム6cからテープ装置3へバックアップする。

【0004】

【発明が解決しようとする課題】タイムアウトによってアプリケーションプログラムがハングするのを防止したり、オンライン処理の待ち時間を小さくするためには、アプリケーションプログラムが待たされる時間を最小にする必要がある。Legato社ホワイトペーパー“Celestra Architecture for Serverless Backups”および“Celestra Block Copy Interface Specification”（ともにwww.iguard.comより取得可能）に開示された従来技術だと、アプリケーションプログラムが未コピーの領域へライトしようとする、と、コピーが完了するまでライト処理が待たされる。ユーザボリューム6aの全データをワークボリューム6cに一度にコピーしようとする、と、全データのコピーが完了するまでアプリケーションプログラムが待たされることになってしまう。これを避けるためには、コピー対象のデータを少しずつワークボリューム6cにコピーしていく必要がある。このように少しずつコピーし

ていった場合、一つのCCOPYコマンドでバックアップ対象データの部分領域のコピーを行うので、コピーコマンドの発行回数が多くなる。この様子を図2の例を用いてさらに説明する。バックアップ対象のデータが領域1から領域5より構成されるとする。ここで領域1から領域5をユーザボリューム6aからワークボリューム6cへコピーするよう、一つのCCOPYコマンドにより要求したとする。その後、アプリケーションから領域3に対するライト要求が発生すると、領域1から領域5までのコピーが完了するまでこのライト要求は待たされる。

【0005】一方で、今度は各領域毎に一個のCCOPYコマンドを発行する場合を考える。例えば領域1のコピーを要求した後、アプリケーションプログラムから領域3のライト要求が発生したとする。この場合、やはり領域1のコピーが完了するまでライト要求は待たされるが、前述のケースと比べると待ち時間は大幅に短縮できる。反面、CCOPYコマンドの発行回数が多くなり、ホストコンピュータのI/O発行負荷が大きくなる欠点がある。

【0006】以上から本発明における第一の目的は、CCOPY処理における上記の背反する事象を解決する、すなわちアプリケーションプログラムのライト処理待ち時間を最小にするとともに、CCOPYコマンドの発行回数を最小にして、ホストコンピュータのI/O発行負荷を低減することにある。

【0007】さらにこの従来技術では、バックアップを行うために、データをユーザボリューム6aからワークボリューム6cへコピーした後、テープ装置3へバックアップを行うため、バックアップを完了するまでに時間がかかる。

【0008】以上から本発明における第二の目的は、バックアップ時のワークボリューム6cへのデータコピーを無くして、バックアップ時間を短縮することにある。

【0009】

【課題を解決するための手段】本発明では上記課題を解決するために、ホストコンピュータはペア分割コマンドに続いて、分割したボリューム上に格納されたバックアップ対象の全データをバックアップするCCOPYコマンドを、セカンダリボリューム6bに対して発行する手段を有する。一方、ディスクシステムはペア分割コマンドを受領すると、指定されたボリュームペアを分割する手段、およびCCOPYコマンドを受領すると、指定されたブロック17をセカンダリボリューム6bからテープ装置3へ直接バックアップする手段を有する。ペア分割時点でセカンダリボリューム6b上のデータは凍結される。このため、ホストコンピュータは一つのCCOPYコマンドで、セカンダリボリューム6b上に凍結されたバックアップ対象の全データをバックアップするよう指示できる。つまり、CCOPYコマンドは一度だけ

発行すれば良く、コマンド発行回数が削減できる。さらに従来技術で説明したように、ペア分割後はユーザボリューム6 aに対するアクセスと、セカンダリボリュームからのバックアップ処理は平行して行えるので、アプリケーションプログラムがC C O P Yの完了を待つ必要はなく、アプリケーションのライト I / O 待ち時間を最小にすることができる。さらにペア分割処理は非常に短い時間で終了し、セカンダリボリューム6 bからテープ装置3へバックアップを行えるので、従来のワークボリューム6 cを使ったやり方に比べて、バックアップ時間を短縮することができる。

【0010】一方、ディスクシステム1は、上記手段に加えて、C C O P Yコマンドを受領した時に、指定されたセカンダリボリューム6 bが分割済みかどうかを判定する手段、および分割済みならばセカンダリボリューム6 bからテープ装置3へバックアップを行い、分割済みでなければホストコンピュータ2へエラーを報告する手段を設ける。これらの手段により、ホストコンピュータ2が分割コマンドを発行せず、誤ってC C O P Yコマンドのみを発行した場合でも、矛盾のあるデータのバックアップが取得されることはない。

【0011】本発明では、コマンド発行回数をさらに削減するために、ディスクシステム1がC C O P Yコマンドを受領すると、ペア分割、バックアップ、ペア統合の一連の処理を行う手段を有する。ここでペア統合とは、ペア分割中に発生した書き込みを差分管理しておき、この情報に基づいて差分データをユーザボリューム6 aからセカンダリボリューム6 bへ反映して、再び二重化状態へ復帰させることである。この手段により、ホストコンピュータ2のコマンド発行回数をさらに削減できるとともに、ホストコンピュータがペアの状態を意識する必要がなくなるので、管理が単純化できる。

【0012】

【発明の実施の形態】図1を用いて本発明の概要について説明する。ディスクシステム1には、ユーザボリューム6 aとセカンダリボリューム6 bが存在し、これらはあらかじめ二重化されている。これをペアボリューム20と呼ぶ。ホストコンピュータ2からユーザボリューム6 aに対して更新が行われると、更新データをセカンダリボリューム6 bに反映することにより、二重化状態が保たれる。ボリューム6は複数の固定長のブロック17より構成されていて、ブロック17はボリューム6内で一意に番号付けされている。ボリューム6には一個以上のファイル18が格納されていて、ファイル18は一個以上のブロック17により構成されている。ファイル18とは、ホスト2上で走行するプログラムが認識している論理的なアクセス単位である。図の例のように、ファイル18にはボリューム6上で連続したブロック17が割当てられるとは限らない。バックアップはファイル18単位に実行される。ホストコンピュータ2がペア分割

コマンドをディスクシステム1に対して発行すると、二重化状態は解除される。つまり、ユーザボリューム6 aに対する以降の更新はセカンダリボリューム6 bに反映されなくなり、セカンダリボリューム6 b上のデータはその時点で凍結される。

【0013】その後、ホストコンピュータ2はバックアップを行うセカンダリボリューム6 bからテープ装置3へのコピーコマンドを発行する。この際、コピーコマンドのパラメータとして、バックアップ対象のファイル18を構成する全てのブロック17をコピーするよう指示する。すると、ディスクシステム1は指示されたブロック17bをテープ装置3にコピーする。

【0014】セカンダリボリューム6 bからテープ装置3へのコピー実行中でも、ホストコンピュータ2からユーザボリューム6 aへのアクセスは継続できる。もし更新があったら、当該ブロック17がセカンダリボリューム6 bに未反映であることを記録しておく。バックアップが完了すると、ホストコンピュータ2は再同期コマンドを発行して、ユーザボリューム6 aとセカンダリボリューム6 bを再び二重化状態にもどす。この際にはユーザボリューム6 aの更新データでセカンダリボリューム6 bに未反映のものをコピーする。

【0015】以上、本発明の概要について説明した。以下にこれを実現するための方法について具体的に説明する。

【0016】図3は本発明におけるシステム構成例である。一台以上のホストコンピュータ2では、アプリケーションプログラムや、ペアボリューム20の制御、バックアップおよびリストアの実行、磁気テープライブラリ3の管理等をおこなうプログラムが走行する。ホストコンピュータ2は、他のホストコンピュータ2、ディスクシステム1、磁気テープライブラリ3と、ネットワーク17により接続されていて、互いに通信が可能である。ここでネットワークとは、10BaseTや100BaseT等の一般的にLAN等で使用されるケーブルで接続されていて、通信にはTCP/IPやUDPなどのネットワークプロトコルにしたがって行われるものとする。ホストコンピュータ2はさらに、チャネルバス12によりディスクシステム1に接続されている。チャネルバス12の実例としては、S C S IケーブルあるいはF i b r eチャネルを想定する。なお以降の説明では、チャネルバス12はファイバチャネルを前提とする。チャネルバス12がファイバチャネルの場合は、ホストコンピュータ2とディスクシステム1がポイントツーポイントで接続されるケースや、F C - A Lと呼ばれるループ状に各装置（ノードと呼ぶ）が接続されるケースや、図3のようにスイッチ4を介して接続されるケースなどがある。本発明はこの接続形態のいずれにも対応可能である。

【0017】テープ装置3はバックアップデータを格納するための装置である。テープ装置3の実現例として

は、例えば磁気テープライブラリ、カートリッジテープ、DVD（ライブラリ）装置、DVD-RAID装置、CD-RW、あるいはディスク装置等、あらゆる記憶媒体を適用できる。

【0018】ディスクシステム1は、データを格納する一台以上のディスク装置15と、ディスク装置15とホストコンピュータ2間のデータ転送を制御する制御装置5から構成される。ディスク装置15とディスク制御装置5はチャンネルバス14により接続されている。本発明では、チャンネルバス14はSCSIケーブル、ファイバチャンネルIBM社のSSAを想定し、これらのインタフェースに迎合したディスク装置15が使用される。また、近年では複数のディスク装置15を一つのグループとして、このグループ上にボリューム6を分散配置するRAIDと呼ばれる手法が一般的になっている。本発明はディスクシステム1がRAIDを採用した場合でも適用可能である。

【0019】さて次に、ディスク制御装置5内の制御情報のうち、第一の実施例に関連するものを説明する。コピーパラメータ8は、ホストコンピュータ2から受領したコピーパラメータを格納するための領域である。差分ビットマップ9は、ボリューム6対応に存在し、ユーザボリューム6aとセカンダリボリューム6bが分割された後、ボリューム6にホストコンピュータ2から更新があった場合に該当するビットがオンされる。本発明では、ブロック17単位にビットを持ち、ブロック番号1がビット1に、ブロック番号2がビット2に、...と対応させる。もちろんブロック17対応に1ビットを対応させる必要はなく、例えばnブロック（ $n > 1$ ）単位に1ビットを対応させても構わない。このようにすることによって、差分ビットマップの容量を削減することも可能である。

【0020】コピーコマンドは、SCSI-2で標準化されているCOPYコマンドと、Legato社ホワイトペーパー“Celestra Architecture for Serverless Backups”および“Celestra Block Copy Interface Specification”（ともにwww.iguard.comより取得可能）に開示された従来技術で開示されたCOPYコマンドが一般的に知られている。本発明ではこれら両方に適用可能だが、以降の説明では、COPYコマンドを前提に説明する。なお、これらのコマンドの詳細については、「SCSI-2詳細解説」、菅谷誠一著、CQ出版社、ならびに“Celestra Block Copy Interface Specification”を参照されたい。

【0021】次に図4を使用して、バックアップ処理について説明する。

【0022】まずステップ40で、ユーザまたは管理者は、ペアボリューム20を形成する。このステップでは、ユーザボリューム6aとセカンダリボリューム6bがユーザにより指定される。この要求を受領すると、デ

ィスク制御装置5は、ユーザボリューム6aからセカンダリボリューム6bへデータをコピーする。これ以降、ホストコンピュータ2からユーザボリューム6aへ更新があると、更新データはセカンダリボリューム6bへコピーされ、二重化状態が保持される。

【0023】ステップ41で、ユーザまたは管理者からのバックアップ指示があると、あるいはあらかじめスケジュールされていた時刻が到来すると、ホストコンピュータ2上ではバックアッププログラムが動作して、バックアップ処理モードに入る。バックアップ処理モードに入ってからステップ46までの間、ホストコンピュータ2上で走行するコピープログラムは、アプリケーションプログラムからのユーザボリューム6aへのアクセスを禁止する。

【0024】続いてホストコンピュータ2は、ステップ42で、バックアップ対象のファイル18を構成するブロック17と、そのブロック17を格納しているユーザボリュームを特定する。その後、ステップ43で、Inquiryコマンド等を用いて当該ユーザボリューム6aがペアを形成しているかどうかを調べる。ペアを形成している場合は、ステップ44で分割コマンドを発行して、二重化状態を中断する。このコマンドをディスク制御装置5が受領すると、ユーザボリューム6aに対する更新はセカンダリボリューム6bに反映されなくなり、その時点でセカンダリボリューム6bのデータは凍結される。

【0025】ペアの分割が完了すると、ホストコンピュータ2はステップ45で、ファイル18全体をバックアップするCOPYコマンドをセカンダリボリューム6bに対して発行する。このとき、アクセスするセカンダリボリューム6bは、ステップ43でInquiryコマンドを発行したときに特定される。

【0026】ディスク制御装置5は、ステップ45でCOPYコマンドを受領すると、ステップ46で、まず指定されたボリューム6がセカンダリボリューム6bであり（つまりペアボリューム20を構成しており）、かつペアが分割された状態かどうかを調べる。この条件に合致していない場合は、エラーをホストコンピュータ2へ報告し、バックアップ処理は行わない。合致している場合は、そのパラメータをコピーパラメータ8に格納してコマンド完了を返す。その後、コピーパラメータ8に格納された情報にしたがって、セカンダリボリューム6bからテープライブラリ装置3へのバックアップを実行する。COPYコマンドのパラメータには、コピー元（すなわちセカンダリボリューム6b上）のブロックアドレスとブロック数と、これらのブロック17を格納するテープ装置のポートアドレスとの組が含まれる。したがって、このパラメータにしたがって、セカンダリボリューム6bからブロック17を読み出し、指定されたポートアドレスに送信してやれば良い。ここで、COPYコマンドの完了報告は、バックアップ処理の開始を示す

ものであるため、注意すること（バックアップ完了を報告するものではない）。この段階では、バックアップの実行可能条件をチェックして、可能であれば、完了報告する。

【0027】ホストコンピュータ2は、ディスク制御装置5からCCOPYコマンド完了を受領すると、ステップ47で、ユーザボリューム6aへのアクセスを再開させる。その後、ステップ48で、バックアップが完了したかどうかをチェックし、もし完了していれば、ペア再同期コマンドを発行して、ペアボリューム20を再び二重化状態へもどす。ディスク制御装置5は、再同期コマンドを受領すると、差分ビットマップ8にしたがって、差分データをユーザボリューム6aからセカンダリボリューム6bへコピーする。

【0028】ステップ43でユーザボリューム6aがペアを形成していないことが分かると、ホストコンピュータ2はステップ49で、通常のCCOPY処理を実行する。この処理については公知技術であるので、説明を省略する。

【0029】ディスク制御装置5は、ステップ47で、CCOPYコマンドの実行可否をチェックした。もしホストコンピュータ2がペアボリューム20を分割せずにCCOPYコマンドを発行し、かつステップ47のチェックを行わずにバックアップをおこなってしまったら、凍結データのバックアップを取得することはできない。すなわち本発明の本来の目的である、無矛盾なデータのバックアップが取得できないことになる。したがってこの処理は、ペアの分割および統合の機能に、CCOPYを使用したバックアップ処理を組み合わせる際の重要なステップである。

【0030】以上の処理によれば、ペアを分割することによってセカンダリボリューム6bのデータを凍結でき、このためホストコンピュータ2はファイル18全体のバックアップを行うCCOPYコマンドをセカンダリボリューム6bに対して発行できるようになる。このため、CCOPYコマンドは最初の一回だけ発行すればよく、ホストのCCOPYコマンド発行負荷を低減できる。

【0031】以上で第一実施例の説明を終わるが、最後にこの効果についてまとめておく。第一実施例では、ペア分割を使用してCCOPYによるダイレクトバックアップ方法について説明した。従来技術では、ファイル18をいったんワークディスク6cへ格納した後、テープ装置3へバックアップしていた。また、ワークディスク6cへファイル18をコピーする際には、複数のCCOPYコマンドを発行していた。第一実施例では、CCOPYコマンドとペア分割・再同期を行う処理と組み合わせることにより、ホストコンピュータ2はファイル18全体をバックアップするCCOPYコマンドを一度だけ発行すれば済み、ホストのI/O発行負荷を低減でき

る。さらにセカンダリボリューム6bからテープ装置3へバックアップを行うので、ワークディスク6cへコピー処理が不要となり、バックアップ時間を短縮することができる。

#### 【0032】第二実施例

次に第二の実施例について説明する。

【0033】第一の実施例では、ホストコンピュータ2はペア分割、バックアップ指示に続いて、バックアップ処理が完了した後、ペア再同期を指示していた。バックアップ処理の完了はInquiryコマンドをたびたび発行することにより、調べていた。本実施例は、これらの処理を無くし、ホストコンピュータ2のコマンド発行回数をさらに削減するためのものである。

【0034】図9に本実施例におけるホストコンピュータ2およびディスク制御装置5の処理フローを示す。なお、図9のステップ90からステップ95以外は図4の説明と同様なので、省略する。

【0035】ホストコンピュータ2は、ステップ90で、ファイル全体をバックアップするCCOPYコマンドをAUTO指定で発行する。ここでAUTO指定とは、ペアの分割、セカンダリボリューム6bからテープ装置3へのバックアップ、ペアの再同期までの一連の処理を、ディスクシステム1で自動的に実行するモードである。このモード指定には、CCOPYコマンドCDB(Command Descriptor Block)のリザーブ領域に1ビットを設ければ良い。

【0036】ディスク制御装置5が、AUTOモード指定のCCOPYコマンドを受領すると、ステップ91でバックアップ対象のユーザボリューム6aが、ペアを形成しているかどうか、すなわちセカンダリボリューム6bを有するかどうかをチェックする。もし、ペアを形成していなければ、ステップ94で、ホストコンピュータ2に対してエラーを報告して処理を完了する。もしペアを形成していれば、ステップ93で、ペアを分割した後、ステップ94で、CCOPYコマンドの完了を報告し、セカンダリボリューム6bからテープ装置3へのバックアップ処理を実行する。

【0037】ステップ94のCCOPY完了報告を契機に、ホストコンピュータ2はステップ47で、アプリケーションプログラムのボリュームアクセスを再開させるが、この間もディスク制御装置5はバックアップを継続する。そしてCCOPYコマンドで指定されたバックアップ処理が全て完了すると、ディスク制御装置5はステップ95で、ペアを再同期させる。

【0038】以上の処理により、CCOPYコマンド発行契機で、ディスク制御装置5が、ペア分割、バックアップ、ペア再同期までの一連の処理を実行する。これら全ての処理はホストコンピュータ2に対して透過的なので、ペア状態の監視、制御などによるホストプログラムの複雑さから開放される。さらに本実施例から分かるよ



うに、ホストコンピュータ2はディスク制御装置5に対してCCOPYコマンドを一度発行すればよく、コマンド発行回数を削減できる。

#### 【0039】第三実施例

次に第三の実施例について説明する。

【0040】第一および第二の実施例では、ペアの分割および統合の単位はボリューム6であった。ところが実際にバックアップを実行するのはボリューム6上のごく一部の領域である。ボリューム全体を分割してしまうと、ホストコンピュータ2からの更新があれば差分ビットがオンされ、再同期時にコピー対象となってしまうので、再同期処理に時間がかかる。第二の実施例ではこれを解決するために、バックアップ対象の領域のみを分割する方法を開示する。さらにこの方法を用いると、あるユーザボリューム6aに格納された各ファイル18を任意の時点でバックアップすることが可能になる。すなわち、第一の実施例ではボリューム6を分割した時点でセカンダリボリューム6bが凍結される。そしてバックアップが完了し、ペアの再同期が行われるまでは、同一のユーザボリューム6aに格納された別のファイル18をバックアップすることができなかつた。ところが本実施例の技術を適用すると、ペアボリューム20はバックアップ対象のブロック17毎に分割・再同期が行われるので、各ファイル18毎に任意のタイミングでバックアップすることができる。以下、第二実施例の詳細について説明する。

【0041】この方法では、図3に示すように、ディスク制御装置5はペア分割ビットマップ10をボリューム6対応に保持する。これはブロック17対応のビットマップであり、分割コマンドにより指示されたブロック17に対応するビットがオンされる。ホストコンピュータ2から更新があった場合には、ペア分割ビットマップ10を見て、ライト対象のブロック17のビットがオンなら、セカンダリボリューム6bへのコピーを行わない。そしてCCOPYコマンドにより指示されたブロック17を、セカンダリボリューム6bからテープ装置3へバックアップする。なお、ペア分割ビットマップ10は連続したnブロック対応に1ビットを割当てても構わない。

【0042】次に処理ステップの詳細を図4を用いて説明する。ステップ40から43まではこれまでの説明と同じである。ディスク制御装置5はステップ44において、ステップ42で特定されたブロック17を分割するよう、ペア分割コマンドを発行する。

【0043】図5はペア分割・再同期コマンドのフォーマットを示す。ペア分割・再同期コマンドコード50は、本コマンドに割当てられたコードを示す。分割要求ビット51は本コマンドがペア分割か、それとも再同期かを示すビットである。パラメータリスト数52は、ブロックアドレス・ブロック数53がいくつ後続するかを

示す。分割するブロック17の個数と、それらのブロック17が連続的にボリューム6上に割当てられているかどうかによって、可変である。ブロックアドレス・ブロック数53は、分割するブロック17がボリューム6上で連続だった場合に、そのブロック集合内の先頭ブロックアドレスと、ブロック数を格納する。

【0044】図6は、ペア分割コマンドを受領した時のディスク制御装置5の処理を示す。ディスク制御装置5がペア分割コマンドを受領すると、ステップ60で、ブロックアドレス・ブロック数53から、分割対象のブロックアドレスを求め、ペア分割ビットマップ10の対応するビットをオンする。この処理以降、当該ボリューム6はステップ61で示したペア分割モードに入る。ボリューム6がペア分割モードにあるとき、ステップ62においてホストコンピュータ2からライトコマンドを受領すると、ステップ63で、ライト対象ブロック17が分割対象かどうかを、ペア分割ビットマップ10を参照して調べる。ライトコマンドには、ライト対象の先頭ブロック17と、ライトするブロック17数がパラメータに含まれるので、これよりライト対象ブロック17を求めて、対応するビットがオンかどうかを調べれば良い。もし分割対象ならば、ステップ64で、差分ビットマップ9の対象ビットをオンした後、ユーザボリューム6aに書込みを行う。ステップ63で分割対象でなければ、ステップ65で、ユーザボリューム6aとセカンダリボリューム6bの両方へ書込みを行う。

【0045】以上、ペア分割コマンドを受領した時のディスク制御装置5の処理について説明した。再び図4に戻る。ステップ45および46は以前の説明と同様である。これらのステップにより、ファイル18がセカンダリボリューム6bからテープ装置3へバックアップされる。バックアップが完了し、ステップ47でペアの再同期を行う。ペアの再同期の際には、図5で説明したペア分割・再同期コマンドを使用するが、分割要求ビット51は0とする（これによりペア再同期を示す）。

【0046】図7はペア再同期コマンドを受領した時のディスク制御装置5の処理フローを示す。ペア再同期コマンドを受領すると、ディスク制御装置5は本コマンドで受領した全てのブロック17に対してステップ70以降の処理を実行する。まずステップ70で、当該ブロック17に対応するペア分割ビットマップ10のビットがオンかどうかを調べ、もしオンなら、ステップ71で、差分ビットマップ9の対応するビットがオンかどうかを調べる。これもオンなら、差分データが存在することになるので、ステップ72で、当該ブロック17をユーザボリューム6aからセカンダリボリューム6bへコピーする。そしてステップ73および74で、差分ビットおよびペア分割ビットをオフする。その後ステップ75で、全てのペア分割ビットがオフになっていたら、当該ボリューム6のペア分割モードを解除する。これによ



て、以降のホストコンピュータ2からの全てのライトデータは、ユーザボリューム6 aおよびセカンダリボリューム6 bの両方に書込まれる。以上によりペア再同期処理が完了する。

【0047】以上、第三実施例でも、ホストコンピュータ2は、ペア分割コマンド、CCOPYコマンド、ペア再同期コマンドの3つのコマンドを送信していた。このコマンドに伴う一連の処理は定型的なものである。第二の実施例と同様に、一つのCCOPYコマンドによりこれらの処理を行わせることができる。つまり、ホストコンピュータ2がCCOPYコマンドを発行すると、ディスク制御装置5は、本コマンドで指定されたブロック17に関してペア分割、バックアップ、ペア統合を実行するわけである。この方法により、ホストコンピュータ2のコマンド発行回数を一回に削減することが可能となる。

【0048】これで第三実施例の説明を終わるが、最後にこの効果についてまとめておく。第三実施例では、ペアボリューム20をブロック17単位にペア分割する方法について説明した。この方法によると、ペア分割中は分割対象のブロック17のみが差分管理されるため、再同期にかかる時間が短くて済む。また、ペア分割モード中でも、新たなペア分割コマンドを受領すると、図6に示した処理を実行することによって、他のブロック17に関してペア分割できる。このため、同一ユーザボリューム6 aに格納された任意のファイル18を任意の時点でバックアップすることができる。

【0049】次に第四の実施例として、本発明における他の構成例を図8を用いて説明する。図8では、2台のディスクシステム1 aおよび1 bと、これらを接続するチャネルバス80から構成される。さらにスイッチ4 aおよびスイッチ4 bはチャネルバス81により接続され、スイッチ間でデータの送受信が可能である。ディスクシステム1 aはユーザボリューム6 aを有し、ディスクシステム1 aに接続したホストコンピュータ2 aでは、オンライン処理等のアプリケーションプログラムを実行する。他方、ディスクシステム2 bはセカンダリボリューム6 bを有し、ディスクシステム2 bに接続したホストコンピュータ2 bでは、テープ装置3の制御を行う。すなわち本構成では、遠隔地に設置された2台のディスクシステム1 aおよび1 b間でペアボリューム20を構成している。ホストコンピュータ2 aからユーザボリューム6 aに対して更新があると、ディスクシステム1 aと1 bを接続するチャネルバス80を介してライトデータが転送され、セカンダリボリューム6 bに更新データが反映される。あるいはディスクシステム1 aからスイッチ4 aへ、さらにスイッチ4 aからチャネルバス81経由でスイッチ4 bへ、そしてスイッチ4 bからディスクシステム1 bへライトデータが送信され、最終的にはセカンダリボリューム6 bへ書込まれる。このよう

にして二重化状態が保持される。

【0050】以上のような構成においても、第一、第二、第三の実施例で説明した方式を適用できる。すなわち、バックアップの際にはペアを分割した後、ディスクシステム1 bが、セカンダリボリューム6 bからテープ装置3へバックアップを行う。また、ブロック17毎にペア分割を行う場合でも、ディスクシステム1 aはペア分割ビットマップ10を利用して、分割が指示されたブロック17については、ディスクシステム1 bへライトデータを転送しない。

【0051】他の実現例として、図8において、ディスクシステム1 bのボリューム6 bと6 cをさらに二重化する場合を考える。したがって、ボリューム6 a、6 b、6 cは、同一データを保持する三重化状態である。バックアップの際に、ボリューム6 bとボリューム6 c間のペアを分割した後、ボリューム6 cからテープ装置3へバックアップを行っても良い。

【0052】続いて第五の実施例として、スイッチ4がCCOPYコマンドを解釈し、バックアップ処理を実行する方法について説明する。本実施例の概要を図10に示す。この場合、ホストコンピュータ2は、まずペア分割コマンドをディスク制御装置5に対して発行し、その後、スイッチ4に対してCCOPYコマンドを発行する。この際に、CCOPYコマンドのパラメータとして、コピー元となるディスクシステム1に接続されたチャネルバス12のポートアドレスと、ボリューム6 bのアドレス、バックアップするテープ装置3のアドレスを指定する。スイッチ4はCCOPYコマンドを解釈し、コピー処理を実行する機能を有する。本機能により、スイッチ4はボリューム6 bからバックアップ対象のデータを読み出し、それをテープ装置3へ格納していく。CCOPYコマンドにより指定された全てのブロックをテープ装置3へ格納すると、処理を完了する。

【0053】ボリューム6 aと6 bはスプリットされているので、ボリューム6 bからテープ装置3へデータをバックアップしている間も、ホストコンピュータ2からボリューム6 aへのアクセスは継続できる。

【0054】図11は第六の実施例を示す。本実施例では、テープ装置3がCCOPYコマンドを解釈し、バックアップ処理を実行する方法に関するものである。この場合、この場合、ホストコンピュータ2は、まずペア分割コマンドをディスク制御装置5に対して発行し、その後、テープ装置3に対してCCOPYコマンドを発行する。この際に、CCOPYコマンドのパラメータとして、コピー元となるディスクシステム1に接続されたチャネルバス12のポートアドレスと、ボリューム6 bのアドレス、バックアップするテープ装置3のアドレスを指定する。テープ装置3はCCOPYコマンドを解釈し、コピー処理を実行する機能を有する。本機能により、テープ装置3はボリューム6 bからバックアップ対

象のデータを読み出し、それをテープ装置3へ格納していく。CCOPYコマンドにより指定された全てのブロックをテープ装置3へ格納すると、処理を完了する。

【0055】ボリューム6aと6bはスプリットされているので、ボリューム6bからテープ装置3へデータをバックアップしている間も、ホストコンピュータ2からボリューム6aへのアクセスは継続できる。

【0056】

【発明の効果】以上、説明したように、本発明によれば、アプリケーションプログラムのライト処理待ち時間を最小にするとともに、CCOPYコマンドの発行回数を最小にして、ホストコンピュータのI/O発行負荷を低減できる。また、バックアップ時のワークボリューム6cへのデータコピーを無くして、バックアップ時間を短縮できる。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明の概要図である。

【図2】第一従来技術の概要図である。

【図3】本発明におけるシステム構成である。

【図4】バックアップ処理フローである。

【図5】ペア分割・再同期コマンド形式である。

【図6】ペア分割コマンド受領時のディスク制御装置の処理フローである。

【図7】ペア再同期コマンド受領時のディスク制御装置の処理フローである。

【図8】本発明における他のシステム構成例である。

【図9】CCOPYコマンド・AUTOモード指定時のバックアップ処理フローである。

【図10】第五実施例の概要図である。

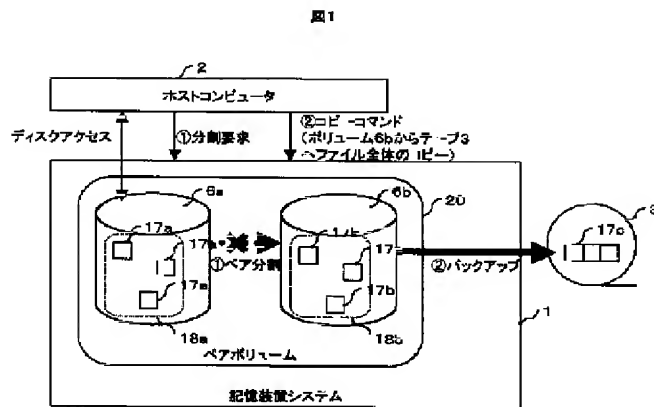
【図11】第六実施例の概要図である。

【図12】第二従来技術の概要図である。

【符号の説明】

1…ディスクシステム、2…ホストコンピュータ、3…テープ装置、4…スイッチ、5…ディスク制御装置、6…ボリューム、6a…ユーザボリューム、6b…セカンダリボリューム、8…コピーパラメータ、9…差分ビットマップ、10…ペア分割ビットマップ、12…チャネルバス、13…ネットワーク、14…ディスク接続バス、15…ディスク装置、17…ブロック、18…ファイル、20…ペアボリューム。

【図1】



【図5】

【図2】

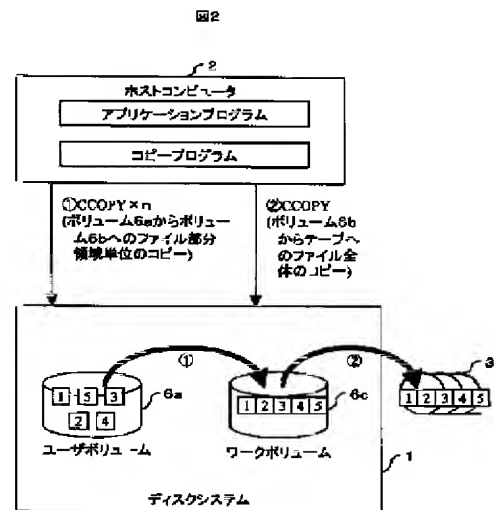
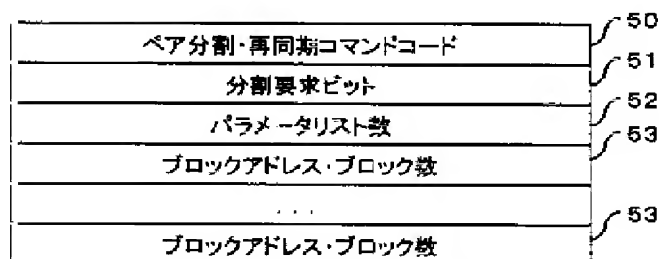
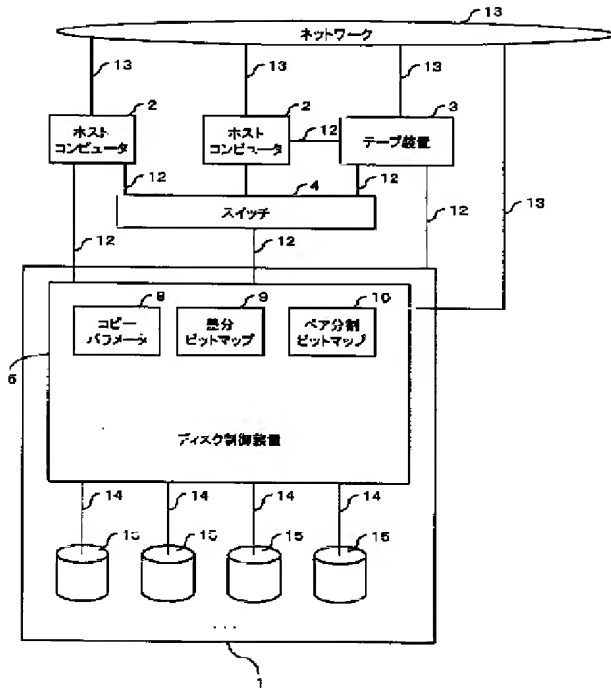


図5



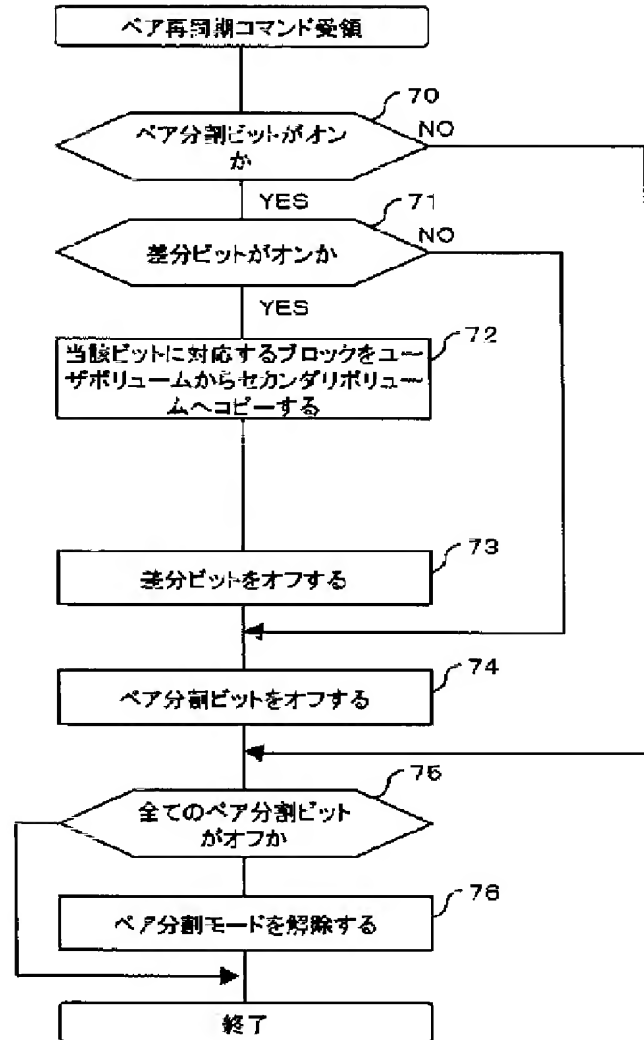
【図3】

図3



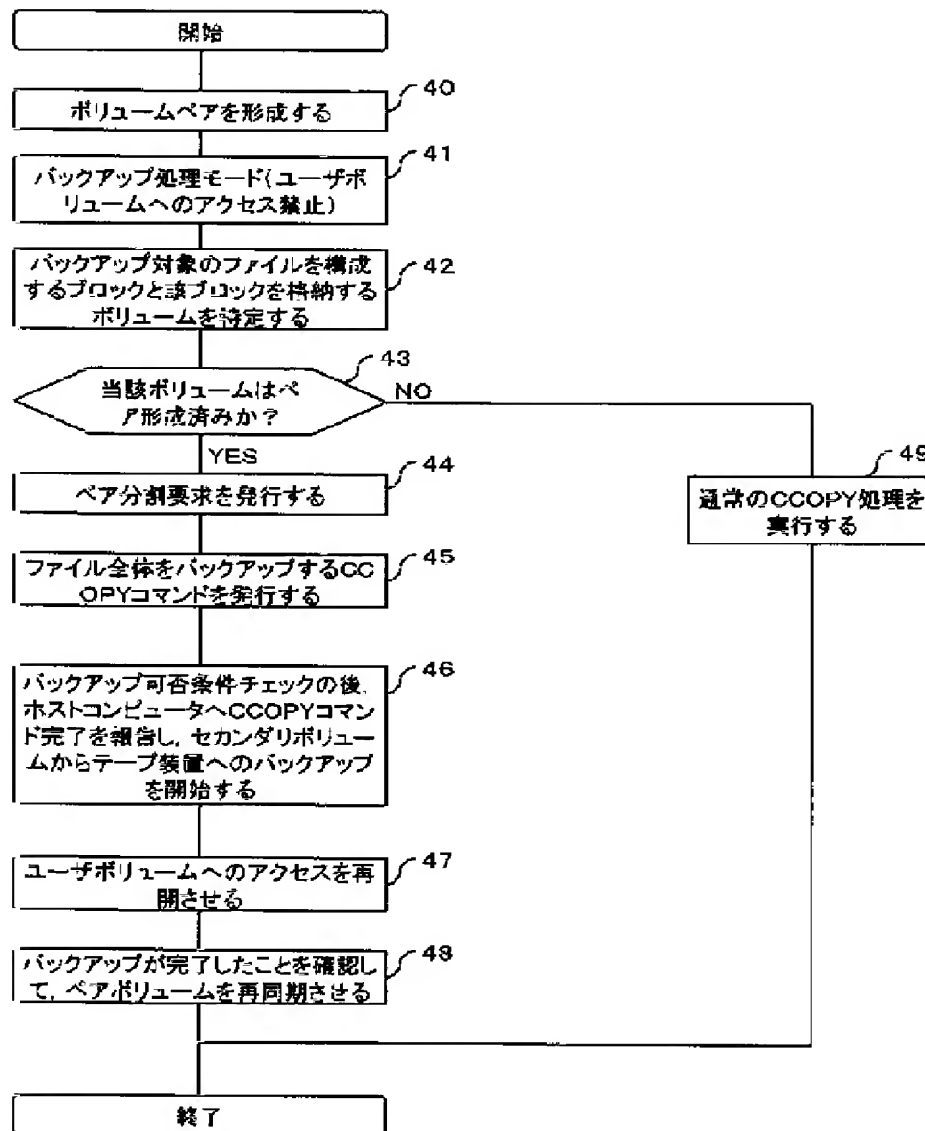
【図7】

図7



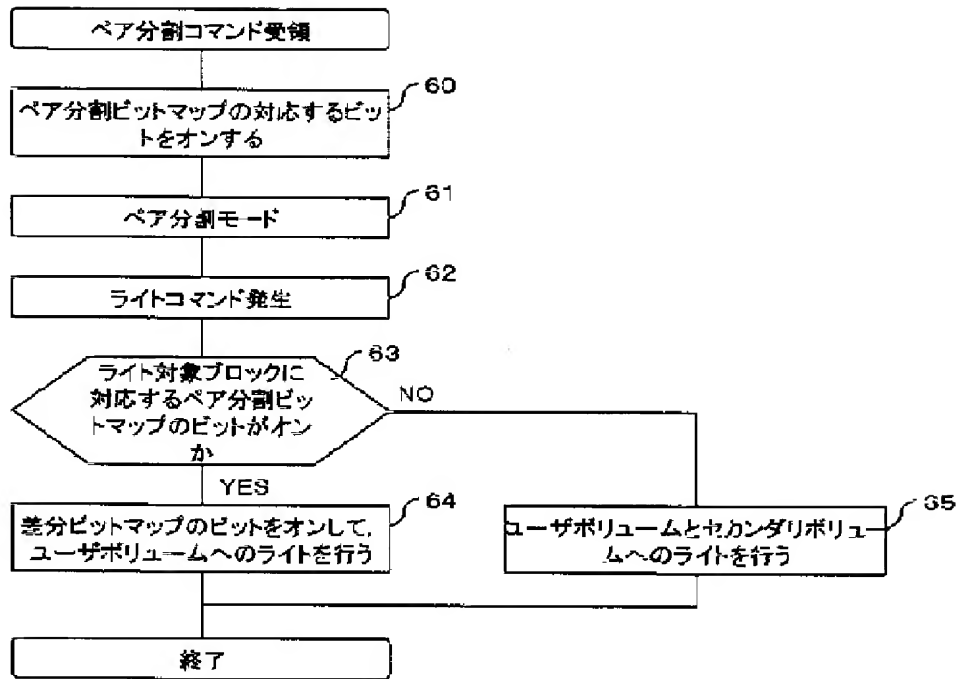
【図4】

図4



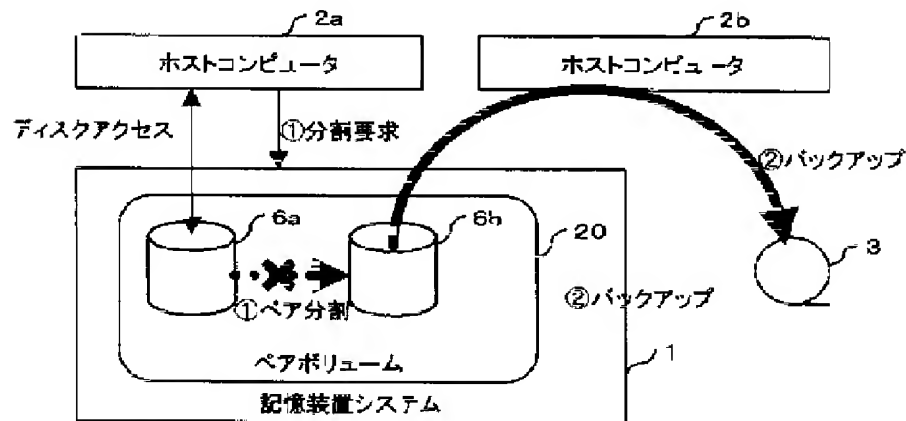
【図6】

図6



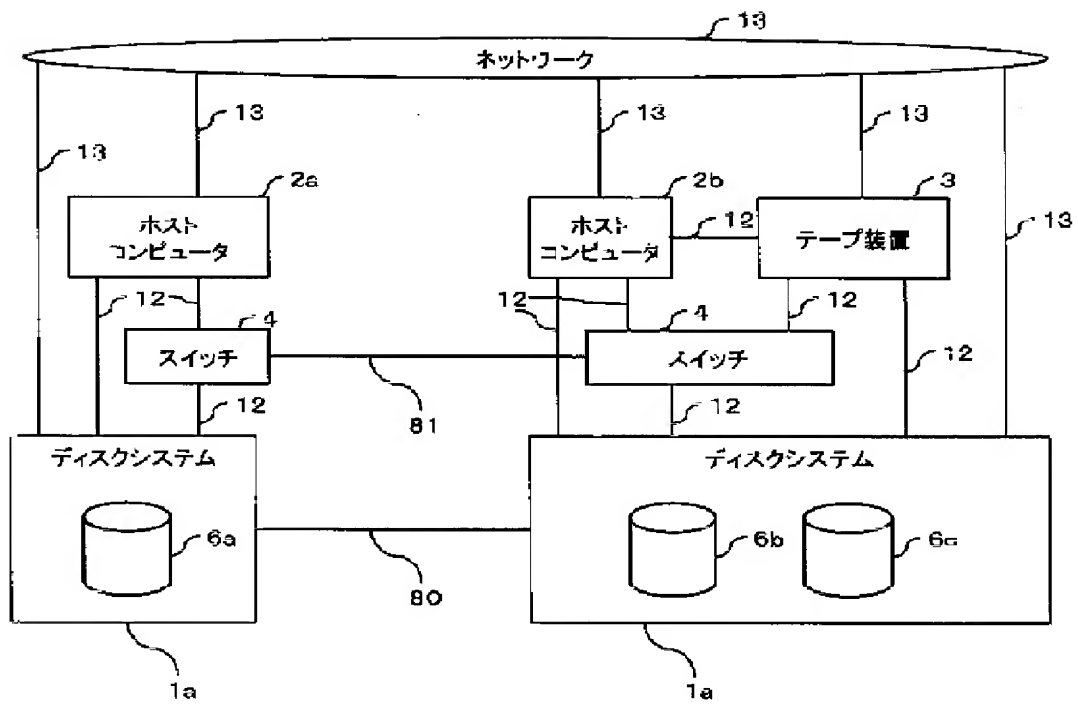
【図12】

図12



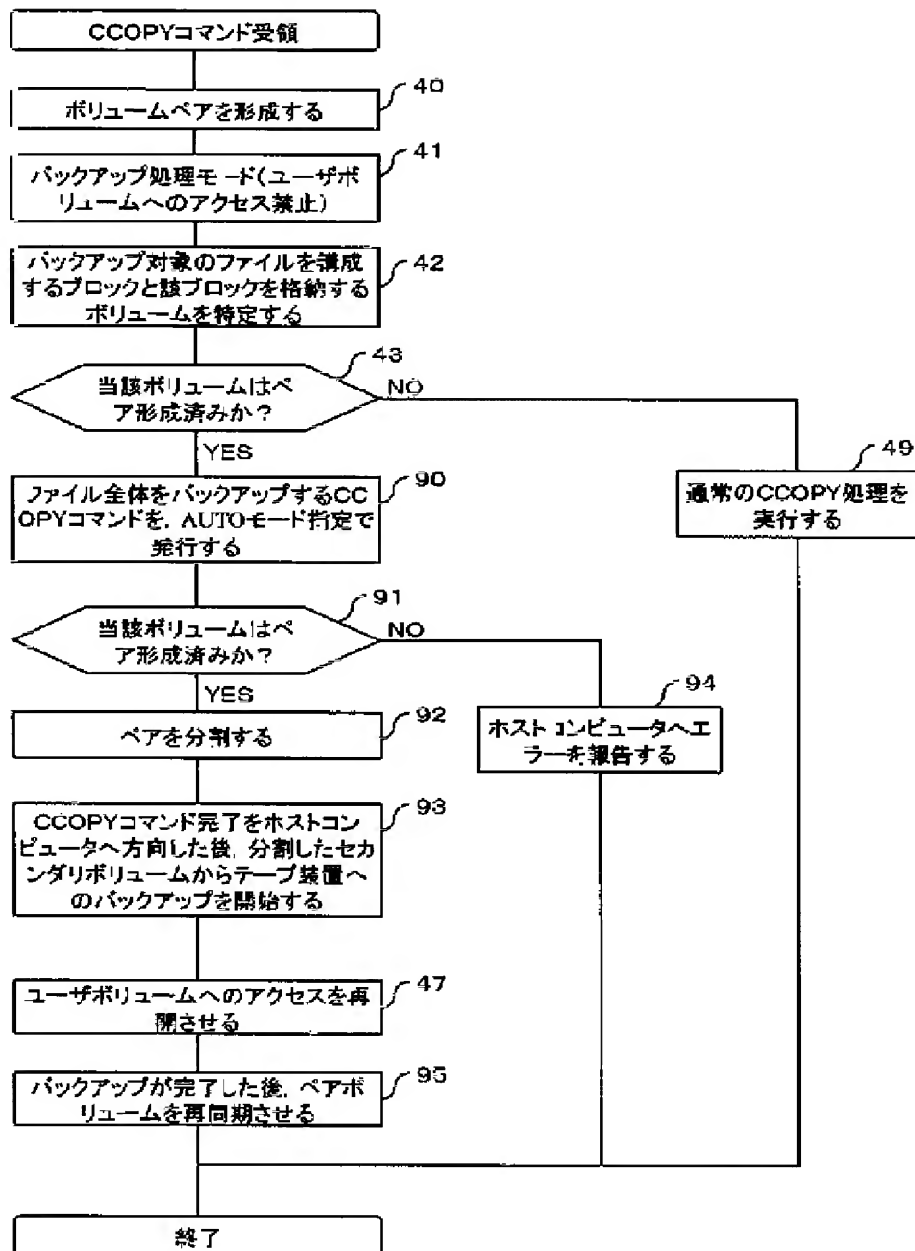
【図8】

図8



【図9】

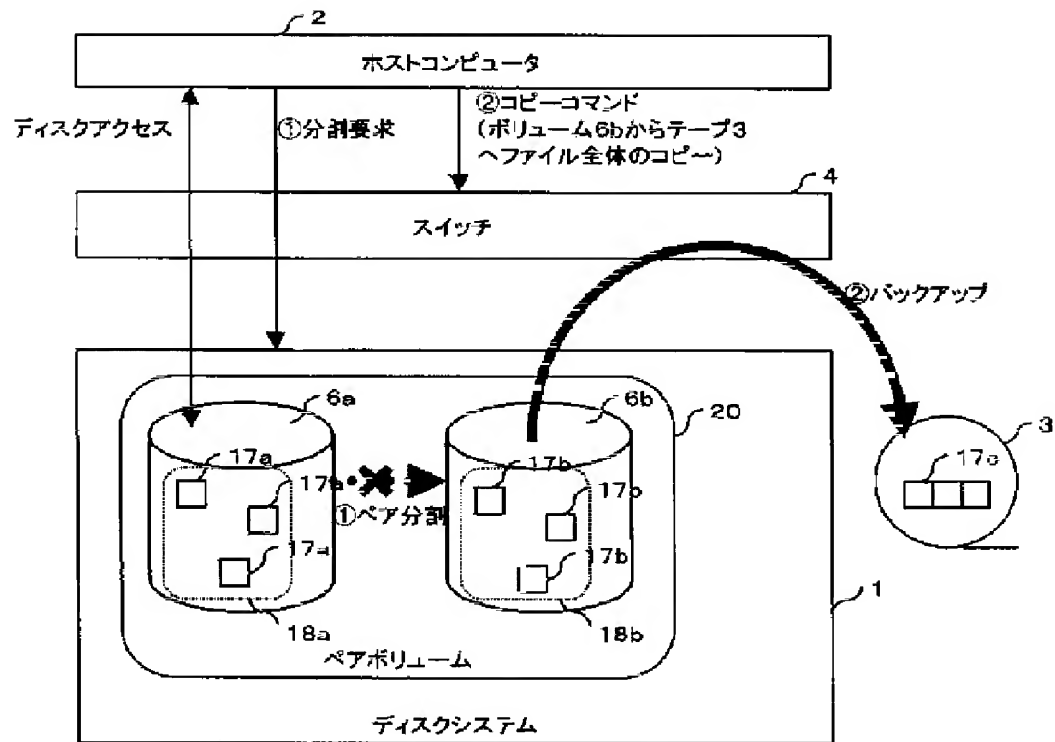
図9





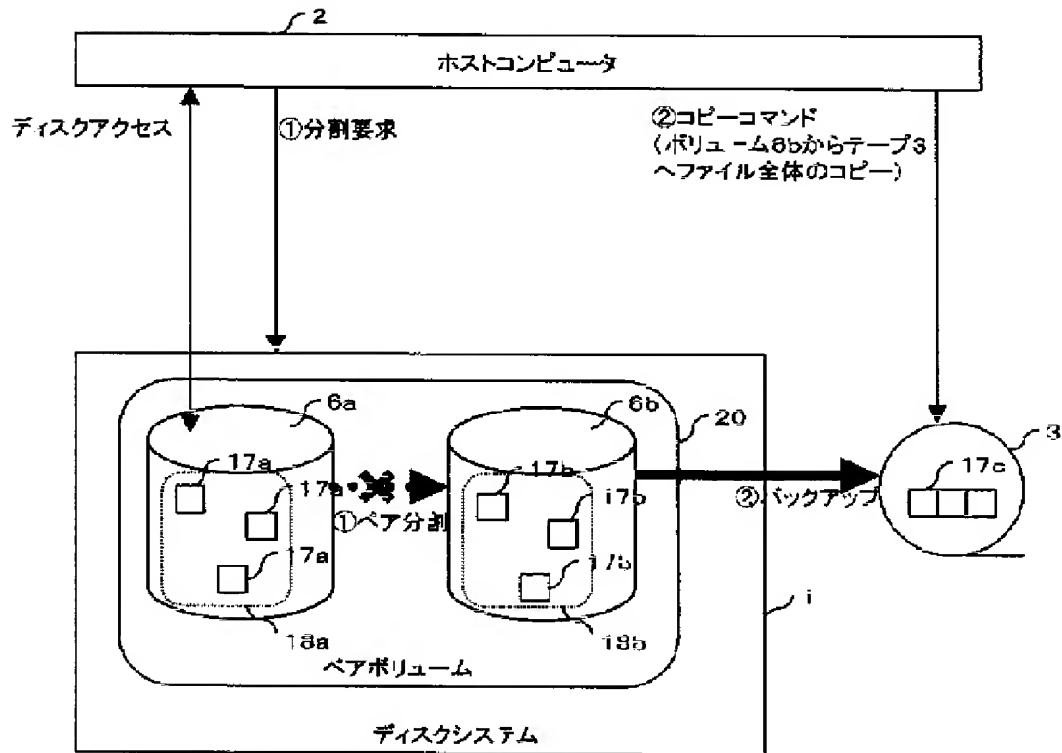
【図10】

図10



【図11】

図11



フロントページの続き

(72)発明者 荒川 敬史  
神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地 株  
式会社日立製作所システム開発研究所内  
(72)発明者 大枝 高  
神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地 株  
式会社日立製作所システム開発研究所内

(72)発明者 木村 光一  
神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地 株  
式会社日立製作所システム開発研究所内  
Fターム(参考) 5B065 BA01 BA07 CA11 CA15 CE24  
EA02 EA12 EA23 EA33  
5B082 DE06